

Process for distributing rate and power in a multicarrier transmission of a data stream

Patent Number: US5960003

Publication date: 1999-09-28

Inventor(s): HENKEL WERNER (DE); FISCHER ROBERT (DE); HUBER JOHANNES (DE)

Applicant(s):: DEUTSCHE TELEKOM AG (DE)

Requested Patent: DE19607207

Application Number: US19970806579 19970225

Priority Number(s): DE19961007207 19960226

IPC Classification: H04J3/16

EC Classification: H04L27/26M1A

Equivalents:

Abstract

A process for distributing an aggregate rate and total transmitting power of a data stream over a plurality of channels in which the sub-rate (R_i), capable of being transmitted over one channel, is calculated for each selected channel in accordance with the equation R_i being the sub-rate in the i -th channel, N_i the average noise power first determined in the i -th channel, and D' being the number of actually used channels out of the channel group.

Data supplied from the **esp@cenet** database - I2

DE 196 07 207 A1

(19) BUNDESREPUBLIK

DEUTSCHLAND



DEUTSCHES

PATENTAMT

Offenlegungsschrift

(10) DE 196 07 207 A1

(51) Int. Cl. 8:
H 04 J 3/16
H 04 N 7/12
H 04 L 29/04

(71) Anmelder:

Deutsche Telekom AG, 53113 Bonn, DE

(72) Erfinder:

Henkel, Werner, Dr., 83638 Brachtal, DE; Fischer, Robert, Dipl.-Ing., 91052 Erlangen, DE; Huber, Johannes, Prof., 91094 Langensendelbach, DE

(56) Für die Beurteilung der Patentfähigkeit
in Betracht zu ziehende Druckschriften:

US 54 83 534
US 53 53 285
US 53 07 341

PROAKIS, John G., MANOLAKIS, Dimitris G.: Digital Signal Processing Principles, Algorithms, and Applications, Macmillan Publishing Company, New York, 2nd ed., 1992, S.804,805;
BINGHAM, John A.C.: Multicarrier Modulation for Data Transmission: An Idea Whose Time Has Come. In: IEEE Communications Magazine, May 1990, S.5-8,11-14;
FREDETTE, Paul H.: The Past, Present, and Future of Inverse Multiplexing. In: IEEE Communications Magazine, April 1994, S.42-48;

(54) Verfahren zur Raten- und Leistungsaufteilung bei einer Mehrträgerübertragung eines Datenstroms

(57) Bei hochrätigen digitalen Nachrichtenübertragungen, die sich der Mehrträgerübertragungstechnik bedienen, liegt das Ziel grundsätzlich darin, den Datenstrom mit einer möglichst geringen Bitfehlerwahrscheinlichkeit über mehrere Träger oder Kanäle übertragen zu können. Die Erfindung hat sich die Aufgabe gestellt, ein Verfahren verfügbar zu machen, das bei der Aufteilung der Gesamtrate und der Gesamt sendeleistung eines Datenstroms auf mehrere Kanäle gegenüber bekannten Verfahren nicht nur bessere Ergebnisse liefert, sondern dazu einen deutlich geringeren Rechenaufwand benötigt. Dies erreicht die Erfindung insbesondere dadurch, daß die über einen Kanal übertragbare Teilrate (R_i) für jeden ausgesuchten Kanal nach der Gleichung

$$R_i = \frac{R_T}{D'} + \frac{1}{D'} \ln \left(\frac{\prod_{l=1}^{D'} N_l}{N_i^{D'}} \right)$$

berechnet wird, wobei R_T die Teilrate im i-ten Kanal, N_l die vorab ermittelte mittlere Rauschleistung im i-ten Kanal und D' die Anzahl benutzter Kanäle der Kanaigruppe ist.

DE 196 07 207 A1

Die folgenden Angaben sind den vom Anmelder eingereichten Unterlagen entnommen

BUNDESDRUCKEREI 07.97 702 035/423

9/24

Beschreibung

Die Erfindung betrifft ein Verfahren zum Aufteilen der Gesamtrate und der Gesamt sendeleistung eines Datenstroms auf mehrere Kanäle einer Kanalgruppe gemäß dem Oberbegriff des Anspruchs 1.

Auf dem Gebiet der digitalen Signalverarbeitung sind Systeme bekannt, die eine hochrätige digitale Nachrichtenübertragung ermöglichen. Eine Technik, die in jüngster Zeit dabei immer mehr an Bedeutung gewinnt, ist die Mehrträgerübertragung, die auch als "Discrete Multitone" (DMT) bekannt ist. Bei der Mehrträgerübertragung wird der zu übertragende Datenstrom in viele parallele Teilströme zerlegt, welche beispielsweise im Frequenzmultiplex unabhängig voneinander übertragen werden können. Charakteristisch für die Mehrträgerübertragung, die sich der Frequenzmultiplextechnik bedient, ist daher die Zerlegung des nutzbaren Frequenzbandes in viele schmalbandige Kanäle, die individuell genutzt werden können. Eine andere Möglichkeit, die aufgespaltenen parallelen Teilströme oder Teilraten eines Datenstroms zu übertragen, besteht darin, beispielsweise parallel geführte physikalische Verbindungen, wie z. B. Glasfaser, Kupferleitungen oder Funkverbindungen, zu benutzen. Das der Mehrträgerübertragung zugrunde liegende Grundkonzept besteht darin, die einzelnen Teilströme über die Kanäle zu übertragen, die am wenigsten durch Rauschen gestört sind. Dabei wird den weniger gestörten Kanälen eine größere Datenrate zugewiesen als denen, die stärker gestört sind. Die Anpassung der Teilrate an die Übertragungsqualität eines bestimmten Kanals kann durch Variation der Größe benutzter Signalkonstellationen erreicht werden, indem man beispielsweise verschiedene große Konstellationen einer Quadraturamplitudenmodulation (QAM) verwendet. Wie bei jeder Nachrichtenübertragung besteht das Grundproblem darin, die Nachrichten mit der größtmöglichen Zuverlässigkeit zu einem Empfänger zu übertragen. Mit anderen Worten sollte die Bitfehlerwahrscheinlichkeit jedes Kanals, der zur Übertragung der Teilströme benutzt wird, minimal sein.

In dem Aufsatz "Multicarrier Modulation for Data Transmission: An Idea Whose Time Has Come", erschienen im IEEE Communications Magazine, Seiten 5–14, 1990, beschreibt J. A. C. Bingham den sogenannten "Hughes-Hartogs Algorithmus", mit dem eine geeignete Raten- und Leistungsaufteilung des Datenstroms auf ausgesuchte Kanäle ermöglicht wird. Im ersten Schritt werden die mittleren Rauschleistungen in den einzelnen Kanälen geschätzt. Danach wird für jeden Kanal diejenige Sendeleistung bestimmt, die notwendig ist, um eine Rate von R bit/Symbol bei einer vorgegebenen Fehlerwahrscheinlichkeit zu übertragen. Danach werden die Binärsymbole eines vorgegebenen Symbolvorrats sukzessive auf die ausgesuchten Kanäle verteilt, bis die Zielbitrate R_T erreicht ist. Zur Übertragung der Teilraten eines Datenstroms werden die Kanäle ausgesucht, die für die Übermittlung eines zusätzlichen Binärsymbols die geringste zusätzliche Leistung benötigen, um eine gewünschte Störsicherheit zu liefern. Der bekannte Hughes-Hartogs-Algorithmus zeichnet sich dadurch aus, daß die Sendeleistung in effizienter Weise jedem ausgesuchten Kanal zugeteilt werden kann. Der große Nachteil ist jedoch darin zu sehen, daß die Suche nach den geeigneten Kanälen sowie die Berechnung der Teilsendeleistung für jeden Kanal extrem rechenaufwendig ist. Insbesondere bei Systemen zur hochrätigen digitalen Nachrichtenübertragung erscheint dieser Algorithmus als ungeeignet, da eine schnelle und leistungsfähige Hardware-Implementierung derzeit nicht möglich ist.

In dem Aufsatz "A Practical Discrete Multitone Transceiver Loading Algorithm for Data Transmission over Spectrally Shaped Channels", erschienen in IEEE Transactions on Communications, 43: Seiten 773–775, Februar/März/April 1995, offenbaren P. S. Chow, J. M. Cioffi und J. A. C. Bingham einen Algorithmus, der die aufwendige und rechenintensive Suche nach geeigneten Kanälen für die Übertragung von Teilraten eines Datenstroms umgeht. Dies erreicht der bekannte Algorithmus dadurch, daß die für die einzelnen Kanäle zu übertragenden Teilraten auf der Grundlage einer optimalen Ausnutzung der Kanalkapazität, verteilt werden. Der bekannte Algorithmus wählt als Teilrate R_i im i -ten Kanal

$$R_i = \text{ld}(1 + S_i/(N_i \cdot \Gamma))$$

wobei S_i die mittlere Sendeleistung im i -ten Kanal bezeichnet, die zunächst für alle ausgewählten Kanäle identisch ist, N_i die mittlere Rauschleistung im i -ten Kanal darstellt und Γ ein positiver Parameter ist, der iterativ eingestellt wird, bis die Gesamtrate $\sum_i R_i$ gleich der gewünschten Zielbitrate R_T ist. Die Teilraten werden auf ganzzahlige Werte gerundet. In einem weiteren Schritt wird die Gesamt sendeleistung so auf die ausgewählten Kanäle aufgeteilt, daß alle Kanäle die gleiche Fehlerrate aufweisen. Durch die Anpassung der Teilsendeleistungen werden die Auswirkungen der Ratenquantisierung, die beim Runden der zuvor berechneten Raten R_i auf ganzzahlige Werte auftreten, kompensiert. Diesem Verfahren haftet der wesentliche Nachteil an, daß die Verteilung der Raten auf die einzelnen Kanäle auf der Grundlage der Kanalkapazität erfolgt. Denn bei der Entwicklung eines digitalen Übertragungssystems ist häufig nicht die optimale Ausnutzung der Kanalkapazität das eigentliche Ziel, sondern mit einer konstanten Gesamt sendeleistung eine vorgegebene, feste Rate zu übertragen, die in optimaler Weise auf mehrere ausgewählte Kanäle aufgeteilt werden soll. Darüber hinaus sind die Raten und Sendeleistung miteinander gekoppelt, so daß keine weiteren Optimierungsmöglichkeiten bestehen.

Der Erfundung liegt daher die Aufgabe zugrunde, ein Verfahren verfügbar zu machen, das eine optimale Aufteilung der Gesamt leistung und Gesamtrate eines zu übertragenden Datenstroms auf ausgesuchte Kanäle ermöglicht und den dazu erforderlichen Rechenaufwand für eine entsprechende Hardware-Realisierung gleichzeitig deutlich verringern kann.

Dieses technische Problem löst die Erfindung durch die Verfahrensschritte des Anspruchs 1. Vorteilhafte Verfahrensschritte sind in den Unteransprüchen angegeben.

Der der Erfindung zugrunde liegende Grundgedanke besteht darin, die Gesamtrate und die Gesamt sendeleistung eines zu übertragenden Datenstroms derart auf ausgesuchte Kanäle aufzuteilen, daß der Datenstrom mit einer minimalen Bitfehlerwahrscheinlichkeit übertragen werden kann. Dies wird dadurch erreicht, daß die

Symbolfehlerrate minimiert bzw. der minimale quadratische Euklidische Abstand (bezogen auf die mittlere Rauschleistung) zwischen zwei Signalpunkten einer vorgegebenen Signalkonstellation, die z. B. in einem QAM-Diagramm dargestellt werden kann, im Empfänger maximiert wird. Sind die Rauschvarianzen, die auch als mittlere Rauschleistungen bezeichnet werden, aller Kanäle und die zur Übertragung des Datenstroms erforderliche Gesamtsendeleistung bekannt, kann die über den i-ten Kanal zu übertragende Teilrate berechnet werden. Dazu muß das Signal-Geräusch-Verhältnis, das durch den Quotienten aus dem minimalen quadratischen Abstand eines Signalpunkts von der Entscheidungsschwelle und der mittleren Rauschleistung in dem i-ten Kanal definiert ist, maximiert werden. Demzufolge kann die über den i-ten Kanal übertragbare Teilrate R_i nach der Gleichung

$$R_i = \frac{R_T}{D'} + \frac{1}{D'} \operatorname{ld} \left(\frac{\prod_{j=1}^{D'} N_j}{N_i^{D'}} \right) \quad (1)$$

berechnet werden, wobei R_i die Teilrate im i-ten Kanal, N_i die mittlere Rauschleistung im i-ten Kanal und D' die Anzahl benutzter Kanäle einer Kanalgruppe vorgegebener Größe ist. Bei der Berechnung der Teilraten scheiden für das weitere Verfahren all die Kanäle aus, deren zuvor berechnete Teilraten kleiner oder gleich Null sind. Danach werden die Teilraten der übriggebliebenen Kanäle derart auf ganzzahlige Werte R_{iq} gerundet, daß $\sum R_{iq} = R_T$. Schließlich wird die Gesamtsendeleistung S_T auf alle übriggebliebenen Kanäle derart aufgeteilt, daß sich in jedem Kanal dieselbe Bitfehlerrate einstellt.

Die Aufteilung der Gesamtrate und der Gesamtsendeleistung auf ausgewählte Kanäle kann weiter optimiert werden, indem die Gleichung (1) zur Berechnung der Teilraten iterativ wiederholt wird, bis alle Teilraten positiv sind. Die Anzahl D' benutzter Kanäle wird zunächst auf D , d. i. die Gesamtzahl der zu der Kanalgruppe gehörenden Kanäle, gesetzt und in jedem folgenden Iterationsschritt um die Anzahl der Kanäle verringert wird, deren Teilraten, die in dem vorhergehenden Iterationsschritt berechnet worden sind, kleiner oder gleich Null sind.

Zweckmäßigerweise erfolgt das Runden der positiven Teilraten dadurch, daß jede positive Teilrate zu einem ganzzahligen Wert R_{iq} auf- oder abgerundet und die zugehörige Differenz $\Delta R_i = R_i - R_{iq}$ bestimmt und gespeichert wird. Anschließend wird die Summe aller gerundeten Teilraten gebildet und geprüft, ob die Summe größer ist als die Gesamtrate R_T . Ist die Summe größer, wird die Teilrate des Kanals, für den ΔR_i minimal ist, dekrementiert. Dieser Schritt wird so lange wiederholt, bis die Gesamtrate R_T erreicht ist. Ist allerdings die Summe aller gerundeten Teilraten kleiner als die Gesamtrate R_T , dann wird die Teilrate des Kanals, für den ΔR_i maximal ist, inkrementiert. Dieser Schritt wird wiederum so lange wiederholt, bis die Gesamtrate R_T erreicht ist.

Um den Rechenaufwand noch weiter zu verringern, werden vor der Berechnung der Teilraten R_i nach Gleichung (1) der Logarithmus der mittleren Rauschleistung für jeden Kanal vorab berechnet und in eindeutiger Zuordnung gespeichert. In diesem Fall müssen dann nur noch einfach zu realisierende Additions- und Divisions-schritte von einer entsprechenden Hardware-Implementierung ausgeführt werden. Die Gleichung (1) ist dazu in die Gleichung

$$R_i = \frac{R_T + \sum_{j=1}^{D'} \operatorname{ld}(N_j)}{D'} - \operatorname{ld}(N_i) \quad (2)$$

umzurechnen.

Aus praktischen Gesichtspunkten wird die über einen Kanal zu übertragende Teilrate auf einen maximalen Wert R_{max} begrenzt. Die maximale Teilrate kann beispielsweise 10 bit/Symbol betragen. Jede berechnete Teilrate, die größer als dieser maximale Wert ist, wird auf diese maximale Teilrate gesetzt.

Die Erfindung wird nachstehend anhand eines Ausführungsbeispiels in Verbindung mit den beiliegenden Zeichnungen näher erläutert. Es zeigen:

Fig. 1 das Flußdiagramm des erfindungsgemäßen Verfahrens und

Fig. 2 ein Diagramm, in dem die Signal-Geräusch-Verhältnisse über der Kabellänge mit der maximalen Teilrate als Parameter nach dem erfindungsgemäßen Verfahren im Vergleich zu dem bekannten Verfahren nach Chow et al. aufgetragen sind.

Das erfindungsgemäße Verfahren zum Aufteilen der Gesamtrate R_T und der Gesamtsendeleistung S_T eines Datenstroms auf mehrere Kanäle einer Kanalgruppe vorbestimmter Größe kann man am besten anhand der Fig. 1 verfolgen. Das in Fig. 1 dargestellte Flußdiagramm zeigt eine Möglichkeit, die Gesamtrate R_T eines Datenstroms optimal auf eine entsprechende Anzahl geeigneter Kanäle zu verteilen. Es sei angenommen, daß die Signalpunkte, für die die minimale quadratische Euklidische Distanz (bezogen auf die mittlere Rauschleistung) zu maximieren ist, beispielsweise aus einem QAM-Symbolvorrat stammen. Das Ziel des Verfahrens besteht darin, aus einer Gruppe von D Kanälen diejenigen Kanäle zu finden, über die die Gesamtrate R_T eines zu übertragenden Datenstroms mit einer möglichst kleinen Bitfehlerwahrscheinlichkeit übertragen werden können. Im ersten Schritt, der in Fig. 1 durch die Blöcke 10, 20, 30 und 40 dargestellt ist, wird zunächst die Rauschvarianz, auch mittlere Rauschleistung N_i genannt, in jedem der D Kanäle berechnet. Darüber hinaus ist natürlich die Gesamtrate der R_T des zu übertragenden Datenstroms sowie die aufgrund praktischer Gesichtspunkte festgelegte maximale Teilrate R_{max} bekannt. Bevor die einzelnen Teilraten berechnet werden, wird

zunächst der Logarithmus der mittleren Rauschleistung für jeden der D Kanäle berechnet und abgespeichert. Auf diese Weise kann der Rechenaufwand erheblich verringert werden, da nachfolgend lediglich nur noch einfache Additions- und Divisionsschritte ausgeführt werden müssen. Der in den Blöcken 10, 20, 30 und 40 dargestellte Initialisierungsschritt wird abgeschlossen, indem die Anzahl D' benutzter Kanäle anfänglich auf D gesetzt wird, wie dies in Block 40 dargestellt ist. Im nächsten Schritt, der durch den Block 50 dargestellt ist, wird eine Schleifenvariable i, die Werte von 0 bis D' annimmt, anfänglich auf Null gesetzt. Eine Summenvariable AD, die all die Kanäle zählt, deren nach Gleichung 2 berechnete Teilraten kleiner oder gleich Null sind, wird anfänglich ebenfalls gleich Null gesetzt. Der Prozeß zur Berechnung der Teilraten für jeden Kanal i tritt in Block 55 in eine Schleife ein, die solange durchlaufen wird, bis die Teilraten für alle D' Kanäle berechnet worden sind.

Der erste Zyklus umfaßt somit genau D Schleifendurchläufe. Ergibt die Abfrage in Block 55, daß i gleich D' ist, d. h. die Teilraten aller D' Kanäle sind berechnet worden, verzweigt der Prozeß zu Block 85. Doch zunächst sei angenommen, daß die Entscheidung in Block 55 ja ist. Demzufolge wird in Block 60 die Teilrate für den aktuellen Kanal nach Gleichung (2) berechnet. Im Entscheidungsblock 65 erfolgt die Abfrage, ob die berechnete Teilrate kleiner oder gleich Null ist. Ist die berechnete Teilrate größer Null, verzweigt der Prozeß sofort zu Block 80, in dem die Schleifenvariable um 1 inkrementiert wird, und tritt bei Block 55 danach in den nächste Schleifendurchlauf ein. Ist dagegen die Antwort in Block 65 positiv, scheidet der aktuelle Kanal aus und wird nicht mehr weiter berücksichtigt, wie dies in Block 70 angedeutet ist. Die Summenvariable AD und die Schleifenvariable i werden anschließend um 1 inkrementiert. Nachdem im ersten Zyklus die Teilraten aller D Kanäle berechnet worden sind, verzweigt, wie bereits erwähnt, der Prozeß zu Block 85. In Block 85 wird festgestellt, ob wenigstens ein Kanal mit einer Teilrate kleiner oder gleich Null berechnet worden ist. Wurde eine Teilrate kleiner oder gleich Null berechnet, verzweigt der Prozeß zu Block 90, in dem die Anzahl D' um die in Block 75 während des ersten Zyklus akkumulierten Summenvariable AD verringert wird. Mit dem neu berechneten Wert D' wird der zweite Zyklus, der nunmehr $D' = D' - \Delta D$ Schleifendurchläufe umfaßt, in Block 50 fortgesetzt. Es werden so viele Zyklen mit jeweils verringelter Schleifenanzahl durchlaufen, bis nur noch Kanäle mit positiven Teilraten übriggeblieben sind. In diesem Fall ist am Ende des letzten Zyklus die Summenvariable AD gleich Null und der Prozeß verzweigt in Block 85 zu Block 110. In Block 110 werden alle positiven Teilraten quantisiert oder gerundet, die Rundungsfehler bestimmt und abgespeichert. Die Quantisierungskennlinie QUANT(R_i) ist dabei durch die Gleichung

$$QUANT(R_i) = \begin{cases} R_{\max}, & R_i \geq R_{\max} - 0,5 \\ \text{Integ}(R_i + 0,5), & 0,5 \leq R_i < R_{\max} - 0,5 \\ 0, & R_i < 0,5 \end{cases}$$

gegeben.
Im Entscheidungsblock 120 wird die Summe aller gerundeten Teilraten gebildet und die Entscheidung getroffen, ob die Summe gleich der Gesamtrate R_T ist. Sofern die Summe der Gesamtrate R_T entspricht, wird der Prozeß in Block 130 beendet. Die Gesamt sendeleistung kann nunmehr derart auf die ermittelten D' Kanäle verteilt werden, daß sich in jedem Kanal die gleiche Bitfehlerrate einstellt. Das Ergebnis ist daher eine Anzahl D' benutzter Kanäle, auf die die Gesamtrate R_T des zu übertragenden Datenstroms optimal aufgeteilt werden kann, und zwar auf der Grundlage des minimalen quadratischen Euklidischen Abstands (bezogen auf die mittlere Rauschleistung) zwischen zwei Signalpunkten, die beispielsweise in dem QAM-Diagramm dargestellt werden können. Ergibt die Entscheidung in Block 120, daß die Summe nicht gleich der Gesamtrate R_T ist, erfolgt in Block 140 eine weitere Abfrage, ob die Summe aller Teilraten größer als die Gesamtrate ist. Ist das Ergebnis ja, wird in Block 150 die Teilrate desjenigen Kanals erniedrigt, für den der kleinste Quantisierungsfehler berechnet worden ist. Schritt 150 wird so lange ausgeführt, bis die Gesamtrate R_T erreicht worden ist (s. Block 170). Anschließend wird der Prozeß in Block 130 beendet. Ergibt die Abfrage im Entscheidungsblock 140, daß die Summe kleiner als die Gesamtrate R_T ist, wird die Teilrate des Kanals, der den größten Quantisierungsfehler besitzt, inkrementiert. Dieser Schritt wird in Block 160 so lange wiederholt, bis die Gesamtrate R_T erreicht ist. Der Prozeß wird danach ebenfalls beendet. Das erfundsgemäße Verfahren wird dadurch abgeschlossen, daß die Gesamt sendeleistung auf die gefundenen D' Kanäle derart verteilt wird, daß in jedem Kanal die gleiche Bitfehlerrate auftritt.

Das erfundsgemäße Verfahren liefert nicht nur eine bessere Kanaloptimierung sondern implizit somit auch eine verbesserte Bandbreitenoptimierung, da nur die vorher berechneten benutzten Kanäle das Frequenzband belegen. Darüber hinaus zeichnet sich das Verfahren durch einen deutlich geringeren Rechenaufwand aus. Da bei der Berechnung der Gesamtrate nur die Logarithmen der mittleren Rauschleistungen benötigt werden, fallen im Gegensatz zum Algorithmus nach Chow et al. lediglich D Logarithmus-Operationen an. Während der Iteration sind daher ausschließlich einfache Additions- und Divisionsschritte auszuführen. Die Potenzierung mit reellen Exponenten entfällt gänzlich.

In Fig. 2 ist der mittlere quadratische Abstand von der Entscheidungsschwelle (im logarithmischen Maßstab) bezogen auf die Rauschvarianz SNR_0 über der Kabellänge l gemäß der Erfindung im Vergleich mit den entsprechenden Resultaten gemäß dem Verfahren nach Chow et al. aufgetragen. Die Kurven wurden für eine 2,048 Mbit/s-Übertragung über symmetrische Leitungen mit einem Leiterdurchmesser von 0,4 mm aufgenommen. Eine Gesamtrate R_T von 1024 bit/Symbol wurde auf 256 Teilkanäle aufgeteilt. Fig. 2 zeigt das erreichbare Signal-Geräusch-Verhältnis, das ein Maß für die Störsicherheit darstellt. Als Parameter ist die maximale Teilrate R_{\max} aufgetragen, die auf 6, 10 bzw. unendlich gesetzt worden ist. Die durchgezogenen Kurven wurden nach dem erfundsgemäßen Verfahren und die strichpunktieren Kurven nach dem bekannten Verfahren vom Chow et al. ermittelt. Ein Vergleich der dargestellten Kurven zeigt, daß das erfundsgemäße Verfahren in allen Berei-

chen der Methode nach Chow et al. überlegen oder zumindest gleichwertig ist. Noch einmal sei betont, daß das erfindungsgemäße Verfahren deutlich bessere, zumindest aber gleichwertige Ergebnisse im Vergleich zum Chow-Verfahren hervorbringt, während gleichzeitig der dazu erforderliche Rechenaufwand deutlich verringert werden konnte.

5

Patentansprüche

1. Verfahren zum Aufteilen der Gesamtrate (R_T) und der Gesamtsendeleistung (S_T) eines Datenstroms auf mehrere Kanäle (D') einer Kanalgruppe vorbestimmter Größe (D), gekennzeichnet durch folgende Verfahrensschritte:

10

- a) die mittlere Rauschleistung (N_i) in jedem Kanal wird bestimmt,
- b) die über einen Kanal übertragbare Teilrate (R_i) wird für jeden Kanal nach der Gleichung

10

$$R_i = \frac{R_T}{D'} + \frac{1}{D'} \ln \left(\frac{\prod_{i=1}^{D'} N_i}{N_i^{D'}} \right)$$

15

berechnet, wobei R_i die Teilrate im i -ten Kanal, N_i die mittlere Rauschleistung im i -ten Kanal und D' die Anzahl benutzter Kanäle der Kanalgruppe ist,

20

- c) es werden all die Kanäle nicht mehr berücksichtigt, deren in Schritt b) berechnete Teilraten kleiner oder gleich Null sind,
- d) die Teilraten der in Schritt c) übriggebliebenen Kanäle werden derart auf ganzzahlige Werte (R_{iq}) gerundet, daß $\sum R_i = R_T$
- e) die Gesamtsendeleistung S_T wird auf alle Kanäle, die in Schritt c) übriggeblieben sind, derart verteilt, daß sich in jedem Kanal dieselbe Bitfehlerrate einstellt.

25

2. Verfahren nach Anspruch 1, dadurch gekennzeichnet, daß die Schritte b) und c) iterativ wiederholt werden, bis alle Teilraten positiv sind, wobei die Anzahl D' benutzter Kanäle zunächst auf D gesetzt und in jedem folgenden Iterationsschritt um die Anzahl der Kanäle verringert wird, deren Teilraten, die in Schritt c) des vorhergehenden Iterationsschritts berechnet worden sind, kleiner oder gleich Null sind.

30

3. Verfahren nach Anspruch 1 oder 2, dadurch gekennzeichnet, daß Schritt d) die folgenden Schritte umfaßt:

35

- d1) jede positive Teilrate wird zu einem ganzzahligen Wert (R_{iq}) auf- oder abgerundet und die zugehörige Differenz $\Delta R_i = R_i - R_{iq}$ bestimmt und gespeichert,
- d2) die Summe aller gerundeten Teilraten ($\sum R_{iq}$) wird gebildet,
- d3.1) wenn $\sum R_{iq} > R_T$, wird die Teilrate des Kanals, für den ΔR_i minimal ist, dekrementiert,
- d3.2) Schritt d3.1) wird wiederholt, bis die Gesamtrate R_T erreicht ist,
- d4.1) wenn $\sum R_{iq} < R_T$, wird die Teilrate des Kanals, für den ΔR_i maximal ist, inkrementiert
- d4.2) Schritt d4.1) wird wiederholt, bis die Gesamtrate R_T erreicht ist.

4. Verfahren nach einem der Ansprüche 1 bis 3, dadurch gekennzeichnet, daß die in Schritt b) angegebene Gleichung in die Gleichung

40

$$R_i = \frac{R_T + \sum_{i=1}^{D'} \ln(N_i)}{D'} - \ln(N_i)$$

45

umgeschrieben wird und daß zur Durchführung des Schrittes b) der Logarithmus der mittleren Rauschleistung für jeden Kanal vorab berechnet und in eindeutiger Zuordnung gespeichert wird.

5. Verfahren nach einem der Ansprüche 1 bis 4, dadurch gekennzeichnet, daß die in Schritt 1.b) berechneten Teilraten, die größer als eine vorbestimmte maximale Teilrate (R_{max}) sind, auf diesen maximalen Wert gesetzt werden.

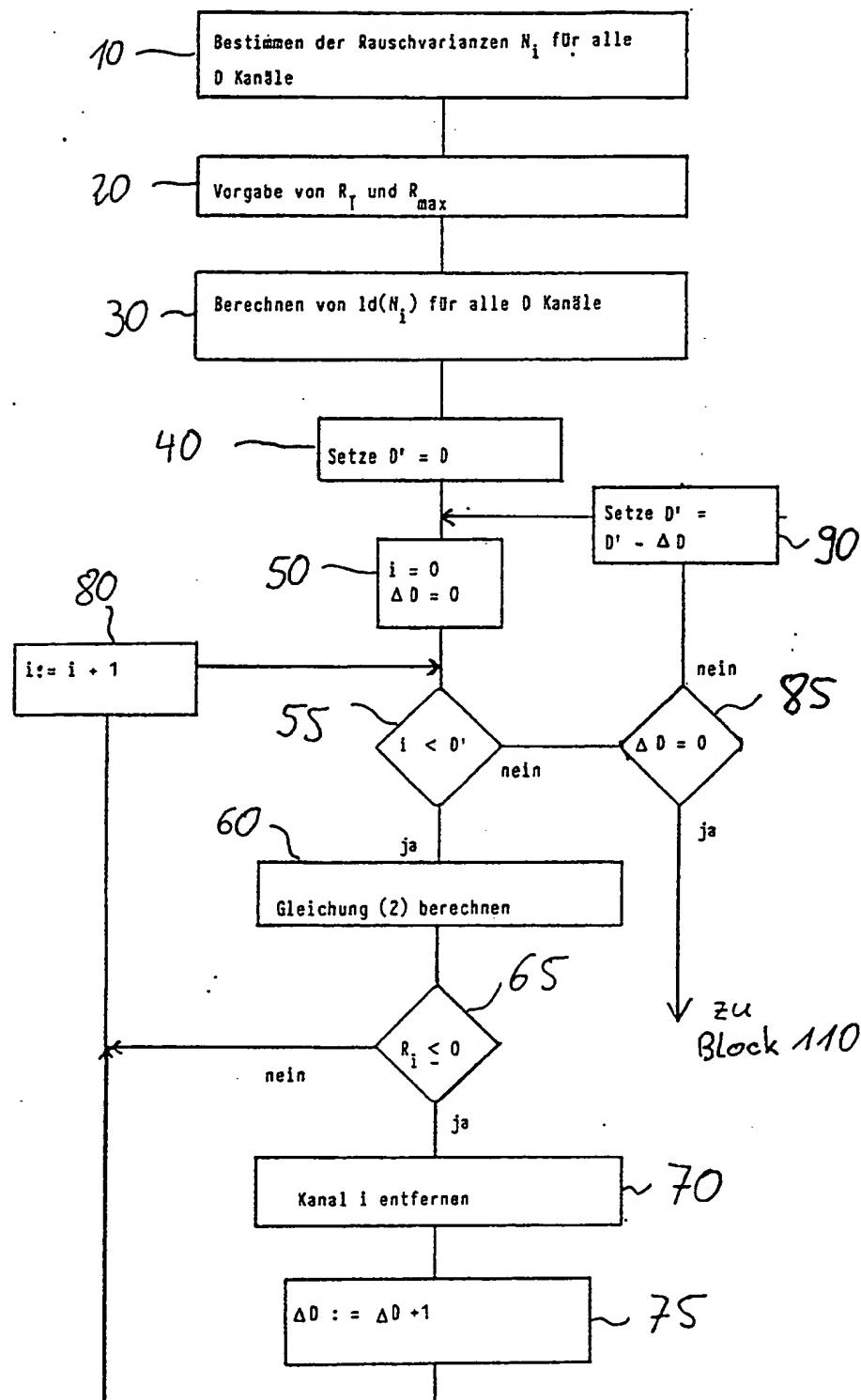
50

Hierzu 3 Seite(n) Zeichnungen

55

60

65

Fig. 1
(Seite 1)

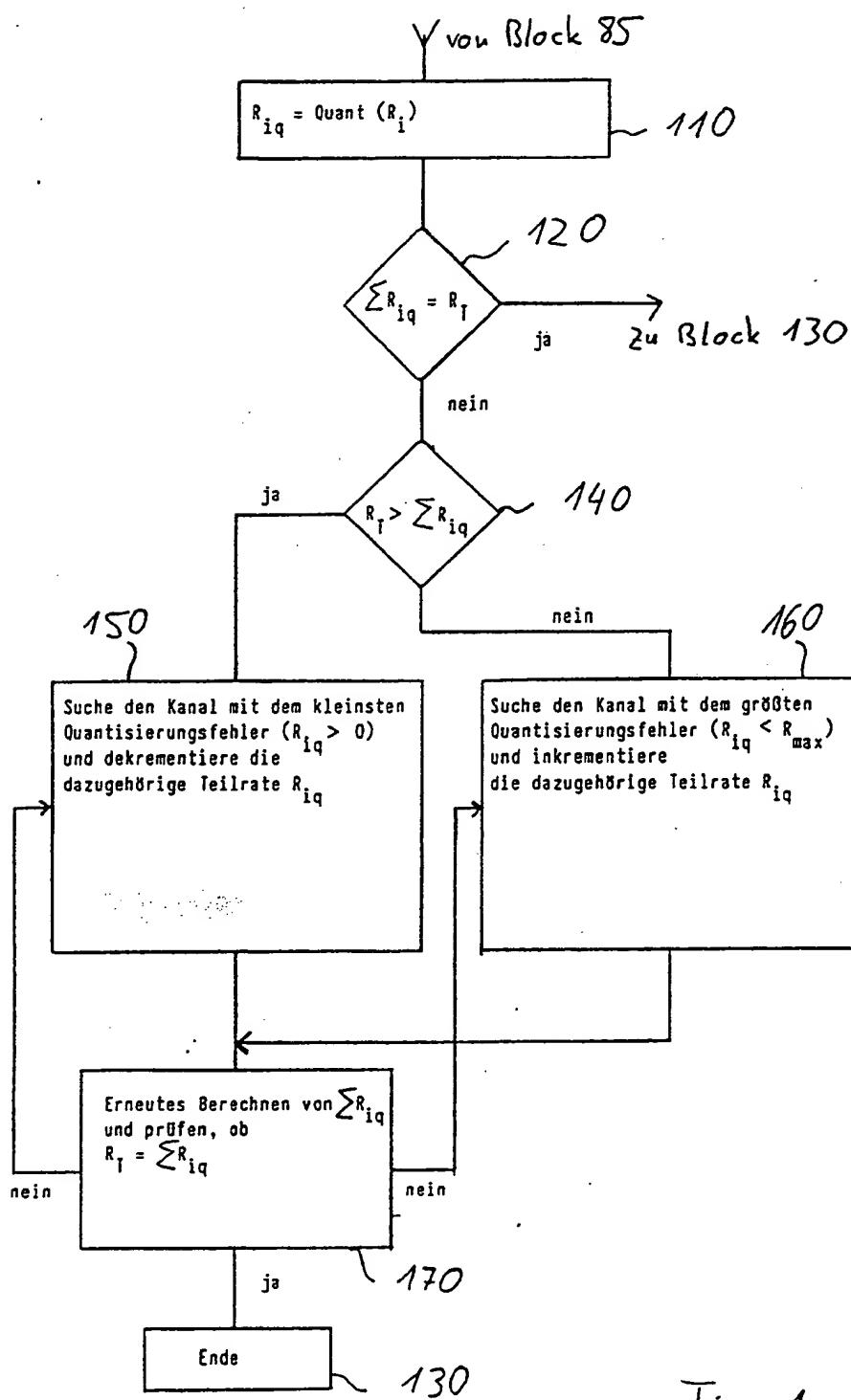


Fig. 1
(Seite 2)

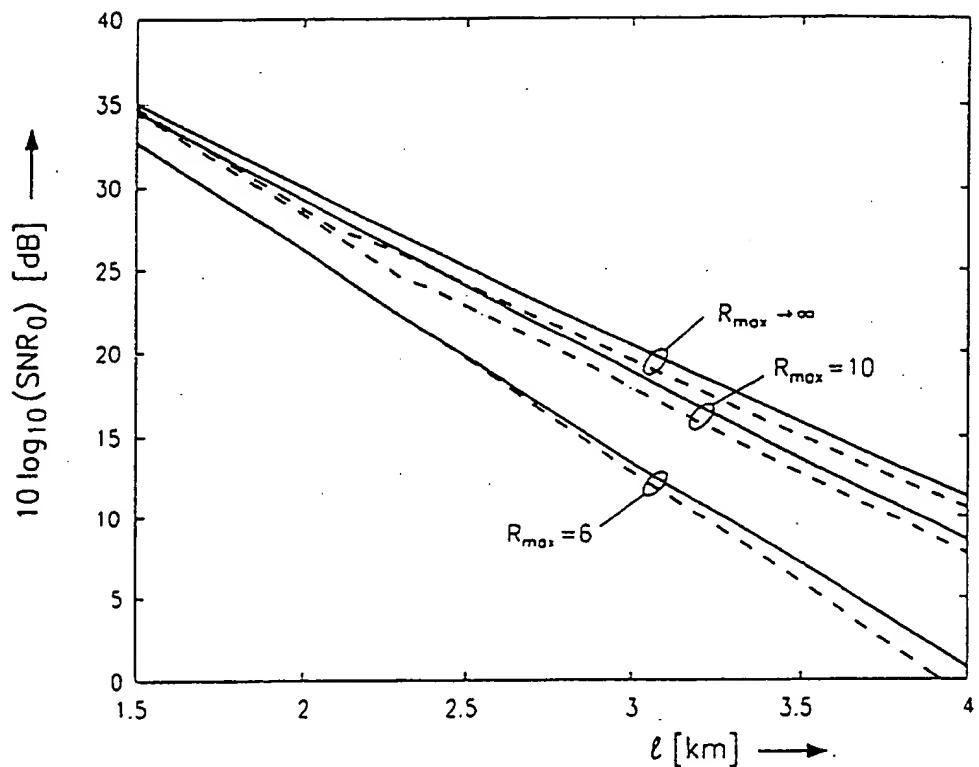


Fig. 2